

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 10-070571

(43)Date of publication of application : 10.03.1998

(51)Int.CI.

H04L 12/56

(21)Application number : 09-161527

(71)Applicant : INTERNATL BUSINESS MACH CORP <IBM>

(22)Date of filing : 18.06.1997

(72)Inventor : BERTIN OLIVIER
BRUN GERARD
GALAND CLAUDE
MAUREL OLIVIER
NICOLAS LAURENT

(30)Priority

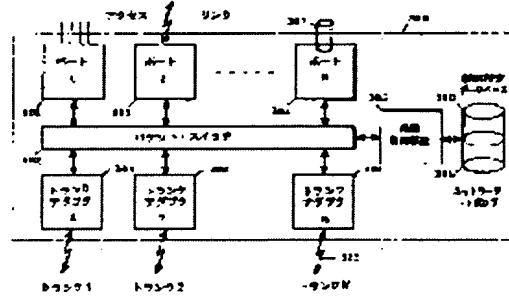
Priority number : 96 96480086 Priority date : 20.06.1996 Priority country : EP

(54) OPTIMUM PATH DECISION METHOD

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To minimize connection setup delay in an access node by selecting an advance calculation path for each connection request and calculating the path when the advance calculation path is not stored in a path designation database and including a process storing it to the path designation database.

SOLUTION: A path controller 305 calculates an optimum path through a network to satisfy one set of given service quality designated by the user and to minimize the quantity of network resource used to make the communication path complete. Then the controller builds up a header for a packet generated at a path designating point. As an optimizing criterion, there are the number of intermediate nodes, the characteristic of a connection request, the link capability in the path, its operating state and number of intermediate nodes or the like. The optimum path is stored in a path designation database 308 for reuse.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 22.12.1999

[Date of sending the examiner's decision of rejection] 09.07.2002

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平10-70571

(43)公開日 平成10年(1998)3月10日

(51)Int.Cl.⁶
H 0 4 L 12/56

識別記号 庁内整理番号
9744-5K

F I
H 0 4 L 11/20

技術表示箇所
1 0 2 D

審査請求 未請求 請求項の数10 O L (全 26 頁)

(21)出願番号 特願平9-161527
(22)出願日 平成9年(1997)6月18日
(31)優先権主張番号 9 6 4 8 0 0 8 6. 6
(32)優先日 1996年6月20日
(33)優先権主張国 フランス (FR)

(71)出願人 390009531
インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレイション
INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION
アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州
アーモンク (番地なし)
(72)発明者 オリヴィエ・ベルタン
フランス06200 ニース アヴニュ・ド・
ファブロン・ビーティー 380 セー2
(74)代理人 弁理士 坂口 博 (外1名)

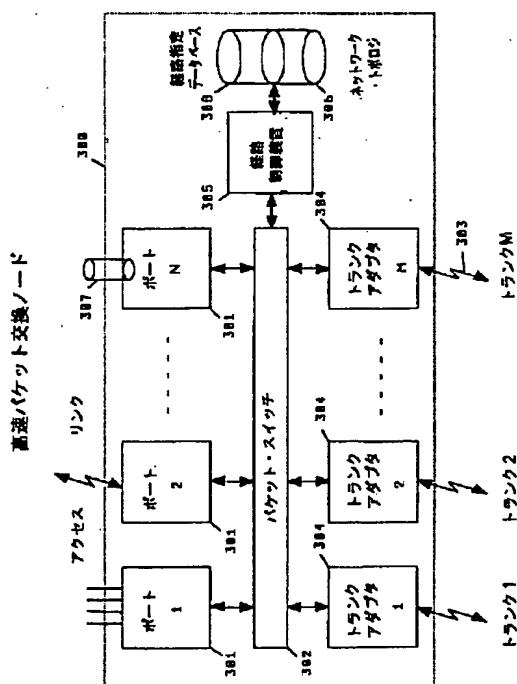
最終頁に続く

(54)【発明の名称】 最適パス決定方法

(57)【要約】

【課題】 本発明は、高速パケット交換ネットワークに
関し、特に起点ノードと宛先ノードとの間の接続を確立
するための時間を最小限にするための方法およびシス
テムに関する。

【解決手段】 ネットワーク・ノードから発生した接続
の多くは同じ宛先ネットワーク・ノードまで流れる。し
たがって、同じノードに向かういくつかの接続について
すでに計算した同じパスを再使用すると、重大な利益が
得られる可能性がある。接続が要求された時点で計算さ
れたパスは、経路指定データベースに記録され、ネット
ワークで変更が発生するたびに更新される。さらに、障
害時または優先使用時の非中断パス・スイッチをサポー
トするための代替パスと、潜在的宛先ノードに向かう新
しいパスは、接続セットアップ・プロセスがアイドル状
態のときに計算し格納することができる。この最後の動
作は、処理優先順位が低く、接続要求がない場合に、背
景で実行される。



【特許請求の範囲】

【請求項1】伝送リンク(209)によって相互接続された複数のノード(201~208)を含むパケット交換通信ネットワーク内で起点ノードと宛先ノードとの間の最適パスを決定する方法において、前記方法が、各接続要求ごとに、経路指定データベース内で前記接続要求を満足する事前計算パスを選択するステップと、接続要求を満足する事前計算パスが経路指定データベース内にすでに格納されていない場合に、前記接続要求を満足するパスを計算し、前記パスを経路指定データベース内に格納するステップと、定期的に、またはネットワーク内の少なくとも1つの所定の事象に応じて、経路指定データベースに格納されたパスを再計算するステップとを含むことを特徴とする方法。

【請求項2】ネットワーク内の前記所定の事象が、経路指定要求と、
トライフィック変動と、
ネットワーク構成変更とを含むことを特徴とする、請求項1に記載の方法。

【請求項3】経路指定データベースに格納された各事前計算パスごとに、同じ起点ノードと同じ宛先ノードを備えた少なくとも1つの代替パスを計算するステップをさらに含むことを特徴とする、請求項1または2に記載の方法。

【請求項4】事前計算パスと比較して、起点ノードからの別の発信リンクと宛先ノードへの別の着信リンクとを使って代替パスが計算されることを特徴とする、請求項3に記載の方法。

【請求項5】起点ノードから可能なすべての宛先ノードへのパスを計算するステップをさらに含むことを特徴とする、請求項1ないし4のいずれか一項に記載の方法。

【請求項6】選択を行わずに所定の期間後に経路指定データベースから事前計算パスが除去されることを特徴とする、請求項1ないし5のいずれか一項に記載の方法。

【請求項7】定期的に、またはネットワーク内の少なくとも1つの所定の事象に応じて、経路指定データベースに格納されたパスを再計算するステップと、
経路指定データベースに格納された各事前計算パスごとに、同じ起点ノードと同じ宛先ノードを備えた少なくとも1つの代替パスを計算するステップと、
起点ノードと可能なすべての宛先ノードとの間のパスを計算するステップと、

事前計算パスを除去するステップとが、接続要求がない場合に実行されることを特徴とする、請求項1ないし6のいずれか一項に記載の方法。

【請求項8】前記経路指定データベースが、ネットワーク構成およびトライフィック特性を含むトロジ・データベースに接続され、ネットワーク制御メッセージによって更新され、

複数の項目を備えたパス・テーブルであって、各項目が起点ノードと宛先ノードとの間の事前計算経路指定パスを表し、

- 宛先ノードのIDと
- パスの特性と
- 起点ノードから始まるパス上の第1のリンクのIDとを含む、パス・テーブルと、
複数の項目を備えたリンク・テーブルであって、各項目がパス・テーブルに格納された事前計算パス上のリンクを表し、
- リンクのIDと
- リンクの特性と
- リンクが属するパスのIDと
- 起点ノードから始まるパスに沿って次のリンクのIDとを含む、リンク・テーブルとを含むことを特徴とする、請求項1ないし7のいずれか一項に記載の方法。

【請求項9】請求項1ないし8のいずれか一項に記載の方法を実施するためのノード(300)。

【請求項10】請求項9に記載のノード(300)を少なくとも1つ含む、パケット交換通信ネットワーク。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、高速パケット交換ネットワークに関し、より具体的には、大規模通信ネットワーク内の起点ノードと宛先ノードとの間の最適経路指定パスを選択するための時間を最小限にするための方法およびプロセスに関する。

【0002】

【従来の技術】

30 高速パケット交換ネットワーク

データ伝送は、特にアプリケーションに集中し、基本シフトを顧客のトライフィック・プロファイルに統合することによって発展している。ワークステーションの発達、ローカル・エリア・ネットワークの相互接続、ワークステーションとスーパー・コンピュータとの分散処理、新しいアプリケーション、場合によっては競合する様々な構造の統合(すなわち、階層対対等、広域ネットワーク対ローカル・エリア・ネットワーク、音声対データ)によって推進され、データ・プロファイルは、消費帯域幅が増え、バースト化および非決定論性が高まり、より高い接続性が必要になっている。上記に基づき、チャネル接続ホスト、ビジネスおよびエンジニアリング・ワークステーション、端末、小規模から中規模のファイル・サーバ間でローカル・エリア・ネットワーク通信、音声、ビデオ、トライフィックを伝達可能な、高速ネットワークによる分散コンピューティング・アプリケーションをサポートする必要性が強くなっている。このような高速マルチプロトコル・ネットワークのビジョンは、高速パケット交換ネットワーク・アーキテクチャの出現の推進力であり、そのアーキテクチャではデータ、音声、ビデオ

情報がディジタル・コード化され、小さいパケットに分割され、複数のノードとリンクからなる共通セットにより伝送される。

【0003】非常に高速の回線上で混合トラフィック・ストリームを効率よく伝送することは、このような新しいネットワーク・アーキテクチャの場合、パフォーマンスや消費資源に関する1組の要件を意味するが、これについては以下のように要約することができる。すなわち、スループットの高さ、パケット処理時間の短さ、広範囲の接続オプションをサポートするための柔軟性の高さ、フローおよび幅轄制御の効率の良さである。

【0004】スループットおよび処理時間

高速パケット交換ネットワークの主要要件の1つは、リアルタイム送達制約を満足し、音声およびビデオの伝送に必要な高ノーダル・スループットを達成するために、端末間遅延を低減することである。リンク速度の上昇は、それに比例した通信ノードの処理速度の上昇に匹敵しているわけではなく、高速ネットワークの基本的な課題は、処理速度を最小限にし、高速／低エラー率技術を完全に利用することであり、新しい高帯域ネットワーク・アーキテクチャから得られる伝送および制御機能の多くは端末間で実行される。フロー制御と、特にパス選択および帯域幅管理プロセスは、中間ノードの認識と機能の両方を低減するネットワークのアクセス・ポイントによって管理される。

【0005】接続性

高速ネットワーク内のノードは、完全な接続性を提供しなければならない。これは、ペンドまたはプロトコルとは無関係にユーザの装置の接続と、エンド・ユーザを他の装置と接続させる能力とを含む。このネットワークは、データ、音声、ビデオ、ファックス、グラフィック、または画像など、いかなるタイプのトラフィックもサポートしなければならない。また、ノードは、一般通信事業者のすべての施設を利用でき、複数のプロトコルに適合可能でなければならない。必要なすべての変換は、自動であり、エンド・ユーザにとって透過でなければならない。

【0006】幅轄およびフロー制御

通信ネットワークは、効率のよいパケット伝送を確保するために自由に資源を制限している。効率のよい帯域幅管理は、高速ネットワークを完全に利用するために不可欠なものである。1バイト当たりの伝送コストは年々減少し続けているが、帯域幅の需要が増すので、伝送コストは引き続き、今後の電気通信ネットワークを運用するための主要費用を表す可能性がある。したがって、ネットワーク帯域幅を管理するために、フローおよび幅轄制御プロセス、帯域幅予約メカニズム、経路指定アルゴリズムを設計する際に相当な労力が費やされてきた。理想的なネットワークは、ネットワークに提供されるトラフィックに正比例する有用なトラフィックをそれも最大伝

送容量に達するまで伝送できなければならない。この限界を超えると、ネットワークは、需要がどの程度であっても、その最大容量で動作しなければならない。

【0007】経路指定モード

通信ネットワークの一般的な問題は、ソースと宛先ノードとの間のパスを見つけることである。ネットワークがデータグラムを使用している場合、パス選択は各パケットごとに個別に行わなければならない。仮想回線では、接続（またはセッション）の確立時に一度だけパス決定が行われる。いずれの場合も、競合しやすい多数の要件を満足しなければならないので、経路指定アルゴリズムの選択は容易ではない。しかし、経路指定アルゴリズムは、使用状況のタイプによって変動する可能性のある基準に応じて、最適にネットワークを活用できるようにするものでなければならない。多くの場合、ネットワークは、パケット伝送時間を最小限にし、最大数のパケットを転送するように実現されている。それ以外の場合の目的は、通信コストを低減すること、または壊滅的な回線やノードの障害またはトラフィックのピークの場合に正しく機能できる確実なネットワークを開発することである。

【0008】制約が様々なので、あふれ経路指定、ランダムまたは確率的経路指定、決定論的経路指定など、多種多様な経路指定のタイプがある。この最後の経路指定技法は、固定または適応経路指定、集中または分散経路指定、ノード単位または端末間経路指定、コネクション型またはコネクションレス型経路指定など、特定のモードに応じて実施することができる。

【0009】適応経路指定

すべての経路指定規則が一度に確立される固定経路指定とは対照的に、適応経路指定の目的は、最適化基準をいつでも満足することである。たとえば、リンク上のトラフィックの瞬間状態に応じて、テーブルが永続的に更新される。

【0010】分散経路指定

ネットワークの特性が変動する場合、トラフィックおよびトポロジに応じて経路指定テーブルを定期的に更新する責任を1つのノードに割り当てるにより、経路指定を適応させることが可能である。集中経路指定と呼ばれるこの方法の主な欠点は、重要な補助トラフィックを発生し、ネットワークの良好な機能を1つのノードのみに従属させることである。これに対して、集中経路指定では、テーブルをリフレッシュするときに何らかの問題を発生する可能性がある。というのは、前記テーブルはすべてのノードが同時に受け取ることができないからである。その解決策は、各ノードのレベルでテーブルを分散化することである。分散経路指定は、隣接ノード同士がそれぞれの経路指定テーブルを更新するためにトラフィックおよびネットワーク条件に関するメッセージを交換する方法である。

【0011】端末間経路指定

適応経路指定と分散経路指定はどちらも現在は、多くの高速ネットワークで一緒に使用されている。

【0012】処理時間を最小限にし、高速／低エラー率技術を完全に利用するため、高帯域ネットワークから得られる伝送および制御機能は端末間で実行される。高速高性能（低エラー）リンクではホップごとのエラー回復や再伝送が一切考えられていないので、通過ノードが個々の伝送接続を認識する必要はない。起点ノードは、ネットワークを通じてパケットがどちらなければならない経路の計算を担当する。パケットの経路指定により、以下のような2通りの態様が提示され、それに関して広範囲の実施方法が存在する。

1. 所与の接続用の経路がどのようなものでなければならないかを決定すること。

2. 交換ノード内で実際にパケットを交換すること。

【0013】コネクション型経路指定

ネットワークの明確な特徴の1つは、エンド・ユーザ間の「コネクション」の有無である。コネクションレス型またはコネクション型ネットワークを構築する方法は数多く存在する。多くの場合、様々な経路指定モードを使用するパケットは、同じデータ伝送機構を共用することができる。高速接続の多くは、ユーザが要求する帯域幅とサービス品質を保証するために、予約バス上で確立される。ネットワーク内のバスは、起点ノードによる各接続要求に応答して計算される。計算したバスは、ネットワーク接続の要件を特徴づけるパラメータと、各ネットワーク・ノード内に維持されるリンク容量および負荷情報とに基づくものである。起点ノードは、エンド・ノードに予約要求を送る。帯域幅要求パケットは選択したバスに沿って流れるので、各通過ノードは、それが新しい接続を受け入れるのに十分な容量を備えているのかどうかを判定する。接続が受け入れられる場合、要求した帯域幅が予約される。変更は、制御メッセージにより、ネットワークのすべてのノードに反映される。接続が確立すると、パケットを送るたびにパケット・ヘッダ内に宛先アドレスを入れる必要がなくなる。必要なのは、このパケット用としてどの接続を使用すべきかを指定するためのIDだけである。パケット・オーバヘッドが低いので、コネクション型経路指定技法は、非常に短いパケットの伝送（たとえば、リアルタイム音声接続）に特に適合している。この技法では、接続テーブルを各ノードで動的にセットアップし、維持しなければならず、この制限により、データグラム伝送が非常に非効率的なものになる。ネットワーク・ノードが個々の接続でフローを調整できるので、コネクション型ネットワークでのフローおよび輻輳制御の実施は、コネクションレス型ネットワークの場合より容易である。しかし、リンクまたはノードが動作不能になる（停止する）と、その影響を受けたリンクまたはノードを通過する接続は、通常、失われ

る。したがって、別の経路により、新しい接続を確立しなければならない。これは時間がかかるので、エンド・ユーザ・レベルでは接続を中断させる恐れがある。これに対して、コネクションレス型ネットワークは、通常、リンクまたはノード障害の周囲で自動的にトライフィックを経路指定し直す。

【0014】バス選択

バス選択プロセスの役割は、接続が要求されるたびにネットワーク上でユーザにとって最適のバスを決定することである。これは、ネットワーク内の全体的なスループットを最適化しながら、それぞれのサービス品質要件を保証するためにユーザにネットワーク資源を割り振ることを意味する。この機能はもっぱら起点ノード内で行われる。ユーザは様々なサービス品質パラメータを指定することができるが、一部はリアルタイム送達制約を満足するためのものであり、一部は非リアルタイム・データ・トライフィック転送に関するものである。起点ノードは、新しい接続を媒介し、新しい接続が必要とするレベルのサービスを提供することができる宛先ノードへのバスを計算する。バス選択アルゴリズムは、ネットワーク全体内部（ノードとリンク）の現行トライフィック負荷を記述するデータを使用する。このようなデータは、ネットワークの各ノード内に位置するトポジ・データベース内に格納される。すべての要件を満たすために適当なバスが一切見つからない場合、接続は拒否される。起点ノードが適当なバスを見つけると、選択した経路で転送されるセットアップ・メッセージが生成され、そのセットアップ・メッセージの転送先になる各リンク用の資源割振りを更新する。

【0015】高いスループットに合うように、接続確立時に一度だけ、バスが選択され、資源が予約される。バス選択アルゴリズムは、ユーザ（サービス品質要件、ユーザのトライフィック特性）と現行ネットワーク・トポロジおよび帯域幅割振りの両方による様々な制約を考慮している。さらに、このアルゴリズムは、ホップ数が最も少なく、リンク間のトライフィックの均等分散を達成する傾向のあるバスを選択することにより、ネットワーク・スループットを最大限にする。適切なバスが選択されると、ネットワーク接続確立プロセスが行われ、その後、バスに沿った資源が予約される。

【0016】接続セットアップ遅延

バスを選択し、接続をセットアップすると、ネットワーク・ノードで相当な処理オーバヘッドを要する可能性があり、相当な遅延を発生する可能性がある。複数の接続をサポートするエンド・ノードは同時に要求をセットアップするので、接続セットアップ・プロセスのボトルネックを回避するために何らかのスケジューリングを行うことは容易なことである。しかし、それにもかかわらず、接続を確立するための時間は膨大になる可能性がある。永続接続の場合、セットアップ遅延はおそらくそれ

ほど意味のあるものではない。しかし、リアルタイムの接続サービスの場合、これは非常に重要なパラメータである。というのは、一部の接続はタイムアウトを実行する装置で終了するからである。

【0017】この遅延は、障害時または優先使用時のパス切替えの観点からも重要なものである。障害が発生したリンクまたはノードを使用している多くの接続を経路指定し直すと、膨大な数の新しいパス・セットアップを同時にを行うことになる恐れがある。代替経路を介して複数の新しい接続を同時に確立するには時間がかかり、通常、エンド・ユーザ・レベルで接続が中断する。非中断パス・スイッチ・メカニズムでは、以下のように想定している。

— 第1に、物理ネットワークは、障害事象によって影響を受けたネットワーク接続に対応するために十分な残余容量を備えている。

— 第2に、エンド・ユーザ・レベルで接続を保持するために、パス選択遅延が最小限になっている。

【0018】大規模ネットワークは非常に動的なので、ネットワークの最新イメージを考慮するために、新しい接続が確立するたびにパス選択アルゴリズムを実行することが理想的である。実際には、このような計算は膨大な量の処理時間を必要とするはずなので、接続の持続中に位置調整されることはめったにない。セットアップ時または障害が発生したときに大量のパス選択をサポートするために非常に効率のよいプロセッサを使用し、それを何時間もの間、アイドル状態に保つことは、資源とお金の無駄であると思われる。これに対して、リンクとノードの状況が継続的に変化するときにネットワークの完全なイメージに基づいてパスを選択することは有用ではない。帯域幅予約の必要性が増えるほど、パスを見つけるために必要な精度が低下する可能性がある。

【0019】大規模高速パケット交換ネットワークでは、多数の接続セットアップ動作をサポートすることは、パフォーマンスと消費資源の点でいくつかの要件を意味する。これは、以下のように要約することができる。

— 起点ノード、または起点ノード用の経路計算を行うノードは、非常に短時間の間にサービス品質（遅延、損失、確率・・・）を保証して着信パケットをどこへ経路指定するかを決定できなければならない。この計算は、各接続要求ごとに最適パスを選択するために十分に迅速でなければならない。

— ノードまたはリンク障害の場合、起点ノードは、エンド・ユーザ・レベルでトラフィックを中断せずに、代替接続を確立できなければならない。

— ノード内の処理時間は最小限でなければならない。

— 起点ノード内のネットワーク資源、指定のパスに沿ったネットワーク資源、ネットワーク全体内部のネットワーク資源は、最適化しなければならない。

【0020】接続セットアップ遅延を最小限にしながら、ノード資源（処理容量）を最適化するため、ネットワーク内の起点ノードから宛先ノードへの経路は、接続要求とは無関係に事前計算することができる。この事前計算は、接続セットアップ・プロセスがアイドル状態のときに背景で実行される。接続が要求されると、パス選択プロセスは、まず、事前計算経路を探索する。すなわち、事前計算パスが見つからない場合のみ、パス選択アルゴリズムがトリガされる。接続を確立し、ネットワーク内のパケットを経路指定するために、パスが計算され使用される。前記パスは事前選択したパスのリストにも格納される。

【0021】全体的なスループットの点でネットワーク資源を最適化するため、パス選択プロセスでは、リンク上の現行トラフィック条件を考慮している。その結果、事前計算パスは、ネットワーク上の負荷変動に応じて、継続的に更新しなければならない。

【0022】リンク障害の場合、エンド・ユーザ接続を中断せずに代替パス上のトラフィックを経路指定し直すことが重要である。一般に、リンクが宛先ノードに近くなるほど、この宛先ノードに向かってリンクが媒介する接続が増加する。起点または宛先ノードに隣接するリンク上で障害が発生すると、多数の接続の中断が必要になる可能性があり、いくつかの事前選択経路が無効になる場合がある。その解決策は、あらゆる宛先ノードについて複数の経路を事前計算し、各経路が起点ノードおよび宛先ノードに隣接する別々のリンクを使用することである。

【0023】

【発明が解決しようとする課題】したがって、ネットワーク資源を最適化しながら、サービス品質の点で接続要件を満足する経路をできるだけ高速に決定するための方法を提供しなければならない。

【0024】

【課題を解決するための手段】本発明は、伝送リンクで相互接続された複数のノードを含むパケット交換通信ネットワークに関する。本発明の目的は、アクセス・ノード内の接続セットアップ遅延を最小限にすることにあり、特に、アクセス・ノードと宛先ノードとの間のネットワーク全体で最適パスを選択するための時間を最小限にすることにある。ネットワーク内の各ノードは、データ・パケットを受信し送信するための1つまたは複数の通信アダプタと、ネットワーク資源を割り振り、制御し、管理するための経路制御装置と、ネットワーク制御メッセージによって更新されたネットワーク構成およびトラフィック特性を格納するためのトポロジ・データベースと、トポロジ・データベースと同時に更新され、それぞれの特性とともに選択または計算されたパスを格納するための経路指定データベースとを含む。

【0025】各接続要求ごとに、請求の範囲の方法およ

びシステムは以下のステップを含む。

* 各接続要求ごとに、経路指定データベース内で前記接続要求を満足する事前計算パスを選択するステップと、

* 接続要求を満足する事前計算パスが経路指定データベース内にすでに格納されていない場合に、前記接続要求を満足するパスを計算し、前記パスを経路指定データベース内に格納するステップである。

【0026】接続要求がない場合、本発明の方法およびシステムは以下の追加ステップを含む。

* 定期的に、またはトラフィック変動、ネットワーク構成変更などの所定の事象に応じて、経路指定データベースに格納されたパスを再計算するステップと、

* 経路指定データベースに格納された各事前計算パスごとに、同じ起点ノードと同じ宛先ノードを備えた少なくとも1つの代替パスを計算するステップと、

* 起点ノードから可能なすべての宛先ノードへのパスを計算するステップと、

* 選択を行わずに所定の期間後に経路指定データベースから事前計算パスを除去するステップである。

【0027】

【発明の実施の形態】

高速通信

図2に示すように、通信システムの典型的なモデルは、専用回線、通信事業者提供サービス、公衆データ網を使用する高性能ネットワーク(200)により通信する、いくつかのユーザ・ネットワーク(212)からできている。各ユーザ・ネットワークは、エンタープライズ・サーバ(213)として使用する大型コンピュータ、LAN(ローカル・エリア・ネットワーク214)上に接続されたワークステーションまたはパーソナル・コンピュータを使用するユーザ・グループ、アプリケーション・サーバ(215)、PBX(構内交換機216)、ビデオ・サーバ(217)を相互接続する1組の通信プロセッサおよびリンク(211)として記述することができる。このようなユーザ・ネットワークは、様々な施設に分散しているが、広域伝送機構により相互接続する必要があり、データ転送を構成するために様々な手法を使用することができる。アーキテクチャによっては、各ネットワーク・ノードでデータ整合性の検査が必要であり、その結果、伝送速度が低下するものもある。本質的に高速データ転送を求めてアーキテクチャもある。そのため、ノード内の伝送、経路指定、切替えの技法は、可能な最高速度で最終的な宛先に向かって流れるパケットを処理するように最適化される。

【0028】本発明は、本質的には後者のカテゴリに属し、より具体的には以下に詳述する高速パケット交換ネットワーク・アーキテクチャに属す。

【0029】高性能パケット交換ネットワーク

図2の一般的な図は、8つのノード(201~208)

を含む高速パケット交換伝送システムを示し、各ノードはトランク(209)と呼ばれる高速通信回線により相互接続されている。ユーザから高速ネットワークへのアクセス(210)は、周辺部に位置するアクセス・ノード(202~205)によって実現される。このようなアクセス・ノードは1つまたは複数のポートを含み、各ポートはネットワークへの標準インターフェースをサポートする外部装置を接続し、他の外部装置との間でネットワーク上を流れるユーザ・データの流れを伝送するに必要な変換を実行するためのアクセス・ポイントを提供する。一例として、アクセス・ノード(202)は、3つのポートによりそれぞれ構内交換機(PBX)、アプリケーション・サーバ、ハブとのインターフェースを取り、隣接通過ノード(201)、(205)、(208)によりネットワークを介して通信する。

【0030】交換ノード

各ネットワーク・ノード(201~208)は、着信データ・パケットが近隣通過ノードに向かって発信トランク上で選択的に経路指定される、経路指定点を含む。このような経路決定は、データ・パケットのヘッダに含まれる情報に応じて行われる。基本パケット経路指定機能に加え、ネットワーク・ノードは以下のようないすゞサービスを提供する。

* ノード内で発信されたパケット用の経路指定パスの決定

* ネットワーク・ユーザおよび資源に関する情報の取り出しや更新のようなディレクトリ・サービス

* リンク使用状況情報を含む、物理ネットワーク・トポロジの一貫したビューの管理

* ネットワークのアクセス・ポイントにおける資源の予約

【0031】本発明によれば、このような補助サービスとしては以下のものがある。

* ノード内の経路指定パスの格納

* このようなパスの更新

【0032】各ポートは複数のユーザ処理装置に接続され、各ユーザ装置は他のユーザ・システムに伝送すべきデジタル・データのソースか、または他のユーザ・システムから受信したデジタル・データを消費するためのデータ受信装置か、または通常は両方を含む。ユーザ・プロトコルの解釈と、ユーザ・データをパケット・ネットワーク(200)上で適切に伝送するためにフォーマットされたパケットへの変換と、このようなパケットを経路指定するためのヘッダの生成は、ポート内で動作しているアクセス・エージェントによって実行される。このヘッダは、制御、経路指定、冗長検査の各フィールドでできている。

* 経路指定フィールドは、そのアドレス指定先である宛先ノードまでネットワーク(200)を介してパケットを経路指定するのに必要なすべての情報を含んでい

る。このフィールドは、指定されている経路指定モード（コネクション型またはコネクションレス型経路指定モード・・・）に応じて、いくつかのフォーマットを取ることができる。

- * 制御フィールドは、特に、経路指定フィールドを解釈する際に使用するプロトコルのコード化IDを含む。
- * 冗長検査フィールドは、ヘッダ自体にエラーがあるかどうかを検査するために使用する。エラーが検出された場合、そのパケットは廃棄される。

【0033】経路指定点

図3は、図2に示すネットワーク・ノード（201～208）に見られるような典型的な経路指定点（300）の一般的なブロック図を示している。経路指定点は、その経路指定点に到達するパケットが入力される高速パケット・スイッチ（302）を含む。このようなパケットは以下のように受信する。

- * トランク・アダプタ（304）を介して高速伝送リンク（303）上の他のノードから受信する。
- * ポート（301）と呼ばれるアプリケーション・アダプタを介してユーザから受信する。

【0034】パケット・ヘッダ内の情報を使用して、アダプタ（304、301）は、ローカル・ユーザ・ネットワーク（307）に向かってまたはそのノードから出る伝送リンク（303）に向かってスイッチ（302）によりどのパケットを経路指定すべきかを決定する。アダプタ（301および304）は、スイッチ（302）上のその立上げの前後にパケットを待ち行列化するための待ち行列回路を含む。

【0035】経路制御装置（305）は、ユーザによって指定された所与の1組のサービス品質を満足し、通信バスを完成するために使用するネットワーク資源の量を最小限にするために、ネットワーク（200）を通る最適パスを計算する。その後、この制御装置は、経路指定点で生成されたパケットのヘッダを構築する。最適化基準としては、中間ノードの数、接続要求の特性、バス内のリンク（トランク）の能力および使用状況、中間ノードの数などがある。本発明によれば、最適経路はさらに再使用するために経路指定データベース（308）に格納される。

【0036】経路指定に必要な情報、ならびにノードおよびそのノードに接続された伝送リンクに関する情報は、いずれもネットワーク・トポロジ・データベース（306）に含まれている。定常状態条件下では、あらゆる経路指定点はネットワークについて同じビューを有する。新しいリンクが活動化され、新しいノードがネットワークに追加されたとき、リンクまたはノードが除去されたとき、またはリンク負荷が大幅に変化したときに、ネットワーク・トポロジ情報が更新される。このような情報は、バス選択に必要な最新のトポロジ情報を提供するために、他のすべての経路制御装置との間で制御

メッセージにより交換される（このようなデータベース更新は、ネットワークのエンド・ユーザ間で交換されるデータ・パケットによく似たパケット上で伝達される）。ネットワーク・トポロジが連続更新によってすべてのノードで現行状態に維持されることにより、エンド・ユーザの論理接続（セッション）を中断せずにネットワークの動的再構成が可能になる。

【0037】パケット経路指定点への着信伝送リンクは、ローカル・ユーザ・ネットワーク内の外部装置からのリンク（210）または隣接ネットワーク・ノードからのリンク（トランク）（209）を含むことができる。いずれの場合も、経路指定点は、各データ・パケットを受信し、パケット・ヘッダ内の情報が示す別の経路指定点にそれを転送するために同じように機能する。高速パケット交換ネットワークは、単一パケットの期間中を除き、いかなる伝送またはノード機構もその通信バス専用にせず、2つのエンド・ユーザ・アプリケーション間の通信を可能にするように機能する。このようにして、パケット・ネットワークの通信機構の使用状況は、各通信バス用の専用伝送リンクの場合に可能と思われるトラフィックより大幅に多いトラフィックを伝達するように最適化される。

【0038】ネットワーク管理

ネットワーク制御機能

ネットワーク制御機能とは、物理ネットワークの資源を制御し、割り振り、管理するものである。各経路指定点は、経路制御装置（305）内に1組の前述の機能を備え、ユーザ・アプリケーション間の接続の確立と管理を促進するためにそれを使用する。ネットワーク制御機能としては、特に以下のものがある。

- * ディレクトリ・サービス
 - ネットワーク・ユーザおよび資源に関する情報を取り出し、管理する
- * 帯域幅管理
 - 帯域幅予約および保守メッセージを処理する
 - リンク上の現行予約レベルを監視する
- * パス選択
 - 接続要件および現行リンク使用状況レベルを考慮して、新しい接続ごとに最良パスを選択する
- * 制御スパン・ツリー
 - ネットワーク・ノード間で経路指定ツリーを確立し、管理するための
 - それを使用して、リンク使用状況を含む制御情報を（同時に）分散する
 - 新しいネットワーク構成またはリンク／ノード障害を含むノードのトポロジ・データベースを更新する
- * トポロジ更新
 - スパン・ツリーを使用して、あらゆるノードの論理および物理ネットワークに関する情報（リンク使用状況情報を含む）を分散し、管理する

* 幅輶制御

- 呼出しセットアップ時に確立されたネットワーク・ユーザとネットワークとの間の帯域幅予約合意を実施する
- 実際の帯域幅を推定し、必要な場合には接続の持続中に予約を調整する

【0039】トポロジ・データベース (TDB)

トポロジ・データベースは、ノード、リンク、その特性、帯域幅の割振りに関する情報を含んでいる。トポロジ情報は、ネットワークの各ノード内に複写される。リンクおよびノードを追加または削除した場合、あるいはその特性が変化した場合、各ノードのトポロジ・データベースの正しさはアルゴリズムによって保証される。データベースは以下のものを含む。

- * ノードおよびリンクの物理特性のような静的情報を含む、ネットワークの物理トポロジ
- * ノードおよびリンクの状態
- * 現行帯域幅（使用中および予約中）、リアルタイム測定などの動的特性を含む、リンク使用状況

【0040】トポロジ・データベースの一般的な構成については図5に示す。ネットワーク内の各資源であるノード（501）またはリンク（502）には、データベース内の項目が1つずつ関連付けられている。特に、各リンク項目は以下の特性を含む。

* (503) リンク物理特性：

- 伝送媒体および速度
- サポートされている経路指定モード
- 最大パケット・サイズ
- リンク・バッファ容量
- 伝播遅延
- サポートされている帯域幅予約 . . .

* (504) リンク状態：

- オンライン（リンクはユーザ接続を受け入れることができる）
- 静止（リンクは追加のユーザ接続を受け入れることができないが、既存の接続は継続する）
- オフライン（リンクはユーザ接続を受け入れることができず、既存の接続は取り消される） . . .

* (505) リンク使用状況：

- リアルタイム測定
- 予約帯域幅 . . .

【0041】図6は、トポロジ・データベースに格納されている情報の一部を1つの表に示したものである。リンクのすべての特性は各ノードでリストされるが、本出願では一部についてのみ説明する。

* 全容量 (bps) C_{ij}

トポロジ・データベースは、各リンクごとにその全容量を含む。値 C_{ij} は、ノード i と j との間のリンク上で使用可能な全帯域幅を表す。

* 予約可能部分 (%) r_f

予想通り、伝送リンクの重大特性の1つは、リンク容量のうち、有効に使用可能な部分である。以下の2つの理由により、リンクには理論上の最大負荷（帯域幅）まで負荷をかけることはできない。

- 第1に、ネットワーク制御機能用の帯域幅をとつておいたため

- 第2に、様々なトラフィック・ソースによる短期間の帯域幅違反の場合に喪失の確率と静止遅延を低い状態に維持するため

リンクの予約可能部分 r_f は、全容量 C_{ij} のうち、妥当な品質の伝送を維持するためにノード i と j との間のリンク上で予約可能な実効割合である。 C_{ij} がリンクの全容量である場合、このリンクの予約可能容量は $R_{ij} = r_f \times C_{ij}$ になる。

【数1】

$$(\hat{C}_{ij} \leq R_{ij} \leq C_{ij})$$

注：多くのネットワーク・アーキテクチャの場合、ユーザ・トラフィック用に明示的に予約できるのは、リンクの全帯域幅 C_{ij} のうちの 85 % 程度である ($r_f < 0.85$)。

* 全予約同等容量 (bps)

【数2】

$$\hat{C}_{R,ij}$$

ノード i と j との間のリンク上の接続 k の場合、パケット喪失を低くするかまたは一切解消するための最も単純な方法は、ユーザが要求した帯域幅全体を予約することである。しかし、ユーザ・トラフィックがバースト状態である場合、この手法はネットワーク上で大量の帯域幅を浪費する可能性がある。資源を節約するため、実際に予約される帯域幅の量は「同等容量」

【数3】

$$\hat{C}_{k,1j}$$

と等しくなり、前記同等容量はソース特性およびネットワーク状況の関数である。帯域幅予約は、ユーザが要求する平均帯域幅と接続の最大容量との間になる。

【数4】

$$\hat{C}_{R,ij} = \hat{C}_{R,1j}^k = \sum_{k=1}^K \hat{C}_{k,1j}$$

=予約同等容量の合計という値は、すでに確立している K 個の接続によってノード i と j との間のリンク上で予約される全帯域幅を表す。この既存リンクの同等容量

【数5】

$$\hat{C}_{R,ij}$$

と $r_f \times C_{ij}$ という全予約可能容量との差が新しい予約接続によって要求される帯域幅より小さい場合、このリ

ンクを選択することができない。しかし、明示的な帯域幅予約が一切不要であるような非予約接続の場合には、このリンクを選択することもできる。

注：同等容量は、リンク上を移動するすべての接続（おそらく特性は様々である）の集約を表す「リンク・メトリックス」と呼ばれる値から計算される。リンク・メトリックスは、トポロジ更新同報通信を介して他のノードに分散される。

* 非予約トラフィックによる全使用帯域幅 (bps)

$M_{HR,ij}$

$M_{HR,ij}$ という値は、ノード i と j との間のリンク上で測定した、非予約トラフィックが現在使用している負荷または帯域幅の合計を表す。

* 最大パケット・サイズ (バイト) $mp_{s,ij}$
 $mp_{s,ij}$ は、ノード i と j との間のリンクによってサポートされる最大パケット・サイズとして定義される。

* 全使用帯域幅 (bps)

【数6】

$$\hat{C}_{T,ij}$$

ノード i と j との間のリンク上の全使用帯域幅

【数7】

$$\hat{C}_{T,ij}$$

は、全予約帯域幅

【数8】

$$\hat{C}_{T,ij}$$

と非予約トラフィックが使用する測定帯域幅 $M_{HR,ij}$ を加えることによって計算される。

【0042】帯域幅管理

ユーザは様々なサービス品質を要求する。様々なサービス・レベルを提供するため、様々なタイプのネットワーク接続が確立される。1つの接続は、それぞれソース・ユーザとターゲット・ユーザとを表す起点アクセス・ノードと宛先アクセス・ノードとの間のネットワーク内のパスとして定義される。ネットワーク接続は、予約または非予約として分類することができる。予約ネットワーク接続では、選択したパスに沿ってあらかじめ帯域幅を割り振る必要がある。

【0043】高速接続の多くは、ユーザが要求したサービス品質と帯域幅を保証するために予約バス上で確立される。ネットワーク上のこのバスは、現行リンク使用状況を含む、そのトポロジ・データベース内の情報を使用して、起点ノードによって計算される。次に、起点ノードは選択したバスに沿って予約要求を送信し、中間ノード（予約が可能である場合）はこの追加予約容量をその合計に追加する。このような変更は、中間ノードによって送信されるトポロジ同報通信更新に反映される。中間ノードはその隣接リンク上の各接続の状況を認識する必

要がない。中間ノードが獲得したパケットが多すぎる場合、一般に予期せぬバースト性により、中間ノードはそのパケットを廃棄するだけである（ユーザはこのような廃棄から回復するようなサービスを選択することができる）。

【0044】ノード・タイプに応じて、帯域幅管理の機能は以下のようになる。

* 起点ノード内

10 - 接続優先順位を含む接続パラメータとネットワーク状況に応じて、可能な限り最良の経路を識別すること

- 接続セットアップ時にネットワーク接続が要求する帯域幅を予約し、接続の持続中にこの帯域幅を管理すること

- 要求を満足するために必要な資源がネットワーク内にない場合に接続を拒否すること

通過ノード内

- リンク上の帯域幅予約を管理すること

【0045】接続セットアップ

図1に示す接続セットアップおよび帯域幅予約プロセスは、以下のステップを含む。

* (101) 起点および宛先ネットワーク・アドレスと、データ・フロー特性（ビット伝送速度、バースト性）を含む1組のパラメータを介して、ユーザによって接続要求が指定される。

* (102) パス選択プロセスは、トポロジ・データベースから得られるパラメータを使用して、1つのパスと、そのパスの各リンクごとに1つずつ1組の接続要求が決定する。

* (103) 帯域幅予約プロセスは、接続要求を使用して、そのパスの各リンク上の帯域幅を予約する。このプロセスは、起点（アクセス）ノード（100）とパス上の通過ノード（107）と宛先ノード（108）との間の情報交換（109）を含む。

* (104) 通過ノードおよびエンド・ノードからの帯域幅予約応答は、呼出し受付または呼出し拒否（110）を生成する。

* (105) リンク・メトリック更新プロセスは、呼出し受付の場合に変更したリンク・メトリックスを更新する。この情報（111）は、同報通信アルゴリズムにより、制御スパン・ツリーを介してネットワーク内の各ノードのトポロジ・データベースに送られる。

* (106) 幅輶制御セットアップは、呼出しを受け付けた場合に、ネットワーク接続特性を調整する。

【0046】バス選択

バス選択プロセスの目的は、ユーザのサービス品質要件が満足されることを保証し、ネットワーク全体のスループットを最適化するために、ネットワーク資源を接続に割り振る最良の方法を決定することである。バス選択プロセスは、その上で2地点間接続が確立され、必要であれば一部の帯域幅が予約されるネットワーク上のバスを

要求側ユーザに供給しなければならない。パス選択アルゴリズムでは、入力パラメータとして、一方ではユーザ要件を、もう一方ではトポロジ・データベースに保管されているネットワーク・リンクとノードの状況を使用する。

【0047】選択基準：パス選択プロセスは、接続が要求されているノード内で完全に行われる。これは、トポロジ・データベースを利用し、重要度の順に以下の基準のそれぞれに基づいて「最良パス」を選択する。

* サービス品質：接続のサービス品質要件は、接続の持続期間中全体にわたって満足しなければならない。ネットワークのパフォーマンスを決定する変数は数多く存在する。しかし、サービス品質は、ネットワークが提供するサービスに対するユーザの認識を記述する、1組の測定可能な数量として定義することができる。サービス品質パラメータの一部は以下の通りである。

- 接続セットアップ遅延
- 接続ブロック確率
- 壊失確率
- エラー確率
- 端末間通過遅延
- 端末間遅延変動
- . . .

たとえば、パケット喪失確率または端末間通過遅延など、このような品質の一部はパスの計算方法に影響を及ぼす。計算したパスに沿った伝播遅延の合計は、端末間通過遅延指定に違反してはならない。

* 最小ホップ：パスは、接続のサービス品質要件をサポートするために実現可能な最小数のリンクから構成しなければならないので、ネットワーク資源の量ならびに接続をサポートするための処理コストが最小限になる。パス計算は、接続が要求された時点のリンク使用状況に基づいて行われる。

* 負荷平衡：最小ホップ・パスのうち、パス選択時のネットワーク条件に基づいて、「重負荷」リンクを備えたパスより、「軽負荷」リンクを備えたパスの方が好ましい。リンクの負荷は顧客の基準によって決まる。すなわち、リンク上で実際に測定したトラフィックの量に比例して増加する、リンクの全予約帯域幅の閑数にすることができる。パスの負荷（指定のパス上のリンクの負荷の合計）が重要な選択基準である場合、負荷が軽い方のパスが選択される。

【0048】第1の要件を満足することはパス選択の重要な要因であり、残りの2つの機能はネットワークを通過するトラフィックを最適化するために使用する。

【0049】パス計算：パス選択プロセスは、入力情報をすべて収集し、新しいネットワーク接続の同等容量をまず計算する。次に起点から宛先ノード（複数も可）までのネットワーク上の潜在的パスが計算される。トポロジ・データベースを使用して、潜在的パスに対するリ

ンクの適合を判定する。このアルゴリズムは、新しい潜在的パスを構築し、ホップごとにリンクとノードを追加し、ユーザ要件が満足されていることを各ステージで検査する。

【0050】それぞれのステージでは、リンクが潜在的パスに追加されるので、このアルゴリズムは、新しいリンクが資源予約要件を満足するために十分な帯域幅を備えていることを判定する。また、このアルゴリズムは、新しいリンクの追加によって全パスがユーザのサービス品質要件を満足できるようになることも各ステージで検査する。アルゴリズムは様々なトラフィック・クラスごとに異なっている。たとえば、端末間遅延変動（ジッタ）要件は、非リアルタイムよりリアルタイム・グラフィック計算にとってより重要なものである。

【0051】追加要件：パス選択プロセスが新しいネットワーク接続に適した潜在的パスをいくつか見つけ、そのすべてがサービス品質要件を満たしている場合、このプロセスは、ホップが最小数のパスを最適パスとして選択する。これは、最小ホップ・パスの結果、ネットワーク内の予約帯域幅の量が最小になり、そのため、ネットワーク資源が保存され、コストが低減されるからである。

【0052】パス選択プロセスが新しいネットワーク接続に適した最小ホップ・パスをいくつか検出し、そのすべてがサービス品質要件を満たしている場合、このプロセスは、重負荷リンクより「軽負荷」リンクを備えたパスを選択する。この計算の際には、トポロジ・データベースからのリンク使用状況が使用される。

【0053】経路指定データベース構造
30 経路指定データベース（400）の一般的な構成については図4に示す。経路指定データベースは以下のように2つのテーブルに分割されている。

* 経路指定パスを記録するためのパス・テーブル（410）
* 前記パス・テーブル（410）に格納された前記経路指定パスに関連するリンクを記録するためのリンク・テーブル（420）

【0054】好ましい実施例のパス・テーブルとリンク・テーブルは、Niklaus Wirthによる"Algorithms + Data Structures = Programs"（264～274ページ、Prentice-Hall Inc）というタイトルの資料に記載されているように、オーバフロー域における直接連鎖を備えたハッシュ・テーブルとして実現されている。

【0055】パス・テーブル
本出願では、パス・テーブル（410）に格納されたパラメータの一部についてのみ説明する。パス・テーブルの各項目は、特定のサービス品質およびトラフィック要件を満足する、ネットワーク内の起点ノードと宛先ノードとの間のパスを表す。
50 * 宛先ノード（412）

バス上の最後のノードの I D

* バス特性 (413)

— 最大パケット・サイズ： 様々な遅延特性（リアルタイム特性、非リアルタイム特性、非予約遅延特性）のそれぞれについて計算したバス上のすべてのリンクによってサポートされる最大パケット・サイズのうちの最小値

— 最大遅延： 様々な遅延特性（回線エミュレーション・リアルタイム特性、非リアルタイム特性、遅延特性）のそれぞれについて計算したバス上の各リンクの転送遅延の合計

— 最大遅延変動（ジッタ）： 様々な遅延特性（リアルタイム特性、非リアルタイム特性、遅延特性）のそれぞれについて計算したバス上の各リンクの最大遅延変動の合計

— 壊失確率： 様々な遅延特性（リアルタイム特性、非リアルタイム特性、最善努力遅延特性）のそれぞれについて計算したバス内のすべてのリンクの喪失確率の合計。喪失確率は、（喪失情報）／（全転送情報）という割合によって推定することができる。喪失情報とは、起点ノードから送信された情報のうち、ネットワーク条件（幅轄、トラフィック管理、エラー・・・）のために所期の宛先に到着しない情報である。

— 最小化基準： そのタイプに応じて、接続はそのサービス品質要件、特に以下の点でその遅延要件を主張することができる。

・ 制限なし端末間遅延： 可能なすべてのバスのうち、端末間遅延が最小のバスが選択される。

・ 最大絶対端末間遅延： 選択されたバスは、その端末間遅延が接続の持続期間中、指定の値未満になることを保証する。このタイプのリンク遅延定数は、多くの場合、厳重な端末間遅延要件を備えたりアルタイム・トラフィックに使用する。

・ 最大端末間遅延変動（最大ジッタ）： あるサービスに関連する遅延が変動する量は「遅延ジッタ」とも呼ばれる。一部のタイプのサービスの場合、予測可能であれば、すなわち、遅延ジッタが少量に維持されていれば、相当な遅延も受け入れられる。その他のサービス

（たとえば、音声サービス）の場合、遅延と遅延ジッタの両方を少量に維持する必要がある。

・ プレイアウト・バッファ付き最大端末間遅延： 等時性トラフィック（たとえば、音声）を含むアプリケーションの場合、遅延変動の影響を平滑化し、定期的にパケットがユーザに送信されることを確認するために、宛先ノードではプレイアウト・バッファが必要である。プレイアウト遅延の量は、取り消すべき最大端末間遅延変動（ジッタ）と等しくなるように選択される。プレイアウト遅延は端末間遅延の一因になる。

— セキュリティ・レベル（暗号化）サポート： 多くの組織は、その内部通信が盗聴によって妨害されるので

はないかと心配している。通信が妨害される可能性を最小限にするため、いくつかの対策を講じることができる。たとえば、光ファイバなど、妨害しにくい通信リンクを使用するか、または暗号化装置を使用することなどである。しかし、このようなセキュリティ対策は、それを使用することによって追加の費用や不便が発生する可能性があるので、すべてのサービスに必要なわけではない。したがって、あるサービス用のセキュリティ要件を指定するためにそのサービスを確立する際の要件がある。一般に、あるサービスのセキュリティの必要性は、セキュリティ・レベルを使用して指定される。

— ホップ・カウント： バス内のリンクの数。バス選択プロセスは、要求された各接続のサービス品質要件をサポートするバスのうち、できるだけリンクの数が少ないバスを計算する。しかし、選択したバス内のホップの数に上限を設けることが望ましい場合もある。これは、そのバスを使用する際のコストが容認できないほど高くなるような、所与の最大数のホップが存在することを意味する。好ましい実施例のバス選択アルゴリズムは、ホップの数を増やしながらバス候補を検査し、指定したホップの最大数に達したときに停止する。サービス品質要件を満足する最小ホップ・バスが複数個見つかった場合、バス選択時のネットワーク条件に基づいて、「重負荷」リンクを備えたバスより、「軽負荷」リンクを備えたバスの方が好ましい。多くの場合、この条件は、ネットワークの全体的なスループットを最大限にする傾向がある。

— 帯域幅予約サポート： ネットワーク接続は、そのネットワーク資源ニーズに基づいて、主に以下のように分類される。

・ 予約ネットワーク接続： 予約ネットワーク接続では、ネットワーク接続が正常に確立する前に一部のネットワーク資源の予約が必要である。ネットワーク接続に必要なネットワーク資源を割り振ることができない場合、ネットワーク接続の確立が失敗に終わる。特に重要なことは、帯域幅を予約する予約ネットワーク接続である。というのは、このようなタイプのネットワーク接続は所定のサービス品質を提供できるからである。

・ 非予約ネットワーク接続： 非帯域幅予約トラフィックは、遅延可能であり、平均帯域幅が低く、持続期間が非常に短い可能性があり、そのバース特徴は未知の場合がある。非予約トラフィックには最低遅延が割り当てられるので、中間ノードでそのバッファがオーバフローすると、ネットワークは非予約パケットを消去する。これは、転送遅延と喪失確率が非予約接続に保証されたサービス品質の一部にならない理由である。コネクションレス型経路指定モードは予約もサービス品質も必要としないパケットを経路指定するには非常に効率がよいが、コネクション型経路指定モードは予約とサービス品質が期待され提供されるときにパケットを経路指定できるよ

うになっている。

- リアルタイム・トラフィック・サポート： 各タイプのネットワーク・トラフィックには独自の特定の特性があるので、それぞれ別々に扱う必要がある。トラフィック・タイプは以下のように要約することができる。
 - ・ たとえば、対話式ビデオなど、遅延と喪失に敏感なトラフィック
 - ・ たとえば、音声など、遅延には敏感であるが、ある程度の喪失は許容するトラフィック
 - ・ たとえば、最新のデータグラム・サービスなど、遅延と喪失のどちらも許容するトラフィック
 - ・ たとえば、多くのデータベース更新など、遅延は許容するが、喪失には敏感なトラフィック

パケット喪失および平均遅延に加え、（音声などの）リアルタイム・アプリケーションは、起点と宛先との間のパケット・ストリームの遅延の変動（ジッタ）に敏感である。統合ネットワーク内の各種トラフィック（またはアプリケーション）の遅延喪失およびジッタ要件を満足するには、まとめて多重化したときに1つのタイプのトラフィックが別のタイプのトラフィックに提供されるサービスを劣化させないように、対応する機能をアーキテクチャ内で定義する必要がある。

- 回線エミュレーション・サポート： 回線エミュレーションは、一定速度の音声およびビデオ・アプリケーションなどを対象とするものである。これは、ノード上のアクセス・リンク・インターフェース間のシリアル・ビット・ストリームの伝送を行うものであり、多くの通信事業者から得られる専用回線スタイルのサービスと同様のサービスをサポートするために使用する。回線エミュレーションでは以下のものが必要である。

- ・ 起点および宛先における一定のビット伝送速度
- ・ 起点と宛先とのタイミング関係
- ・ サービスのエンド・ユーザ間の接続

- ATMネットワーク接続サポート： 現行の高速パケット交換ネットワーク・アーキテクチャは、様々な論理リンク・タイプをサポートすることができる。しかし、ネットワーク内のノード間の接続のためのリンク・タイプの選択は、通信事業者から得られるサービス、必要なリンク速度などによって決まる。

- ・ 非同期転送モード・リンク（ATM）は、専用回線にするか、またはATM伝送サービスによって提供されるATM接続にことができる。データは、5バイトのATMヘッダと48バイトのペイロードが付いた固定長（53バイト）セルに入れてATMリンク上で転送される。ATMリンクは、ATM伝送サービスによって提供される永続仮想バス接続によってノード間が接続される場合に使用する。

- ・ 可変長パケット・リンクは、可変長パケットの伝送をサポートする様々な専用または交換リンク接続（T1、T3、E1など）にすることができます。ネットワー

ク内のトラフィックの大部分が可変長である場合、可変長パケット・リンクを使用しなければならない。というのは、可変長パケット・リンクは、可変長パケット・トラフィック（たとえば、フレーム・リレー）を伝送する場合、必要とするオーバヘッドが大幅に少ないからである。

- ・ アーキテクチャによっては、ノードが隣接ノードへのATMリンクと可変長パケット・リンクとの組合せをサポートし、ユーザ・データは制限なしに一連のATMリンクおよび可変長パケット・リンクによりネットワーク上を転送できる場合もある。このようなリンクの組合せは、専用ATMネットワークを構築するため、すなわち、ATM接続装置にATM伝送サービスを提供するために使用することができる。

- 経路指定サポート： データ・パケットは、ヘッダに含まれる経路指定情報に応じて、経路指定され、通過ノードに待ち行列化される。高速ネットワークでは、いくつかの経路指定モードを使用することができる。ほとんどの場合、様々なモードを使用するパケットが同一データ伝送機構を共用することができる。

- ・ 自動ネットワーク経路指定（ANR）は、コネクションレス型ネットワーク用に分散経路指定を具体的に実現したものである。アクセス・ノードは、そのパケットがネットワーク内でたどらなければならない経路の計算を担当する。各パケットは、その経路指定フィールド内に、ネットワーク上を移動するときにパケットが通過するリンクのラベルのリストを含んでいる。ANRは、中間ノードでの接続セットアップ活動が一切不要なので、真のデータグラム・サービスに適している。可変長パケットと、コピー機能および逆バス累積などの任意の機能がサポートされる。

- ・ ラベル・スワッピングはコネクション型ネットワークで使用する。リンク上で送信される各パケットには、このパケットが属する論理接続を識別する任意の数値を含むヘッダが付いている。ラベル・スワッピングでは、各ノードで接続テーブルをセットアップし、動的に管理することが必要である。ATMとは対照的に、ラベル・スワッピングは、可変長パケットと、逆バス累積などの任意の機能と、より複雑な喪失優先順位構造をサポートする。

- ・ 非同期転送モード（ATM）はラベル・スワッピング転送モードと似ているが、ヘッダ構造、固定サイズ・パケット（48バイトのペイロードと5バイトのヘッダ）のサポート、2レベル仮想接続階層（仮想チャネル接続VCCと仮想バス接続VPC）の使用などを含む、一部の機能は除く。

- 空き帯域幅： そのバスに沿ったすべてのリンクの使用可能帯域幅のうちの最小値。ノードiとjとの間のリンク i_j 上で使用可能な帯域幅は

$$C_{i,j} \ r \ f - \hat{C}_{R,i,j}$$

である。

* 第1のリンク (414)

そのパス上の第1のリンクのID (たとえば、リンク・テーブル内の第1のリンクのアドレス)

* 存続時間 (415)

このパラメータは、古くなった情報を経路指定データベースから除去するために使用する。経路指定データベース内の各パスの「存続時間」カウンタは毎日1回減分される。カウンタが0に達すると、対応するパスは古くなったものと見なされ、経路指定データベースから除去される。パスを選択するたびに、そのカウンタはその最大値にリセットされる。不要情報収集手順に関する詳細については図13を参照されたい。

【0056】リンク・テーブル

本出願では、リンク・テーブル (420) に格納されたパラメータの一部についてのみ説明する。リンク・テーブルの各項目は、ノードiとjとの間のリンク $l_{i,j}$ を表す。

* トポロジ・データベース内のリンクID (422) : リンクID (たとえば、TDB内のリンクのアドレス) は、トポロジ・データベース (502) に格納されたリンク特性 (物理特性、状態、使用状況) に直接アクセスするための手段である。

* リンク特性 (423) :

- リアルタイムおよび非リアルタイム遅延優先順位用の様々な保留優先順位レベルで格納された割振り帯域幅
【数10】

$$\hat{C}_{R,i,j}$$

(非予約遅延優先順位では帯域幅は一切割り振られない)

注： 保留優先順位は、接続が確立した後のその接続の優先使用優先順位である。これに対して、要求側優先順位は、他の接続を優先使用するためのネットワーク接続の能力を定義するものである。既存の接続は、その保留優先順位を使用して、優先使用からその接続を守る。

- リアルタイムおよび非リアルタイム遅延優先順位で計算された、要求側接続kの同等容量
【数11】

$$\hat{C}_{k,i,j}$$

* 親パス (424)

リンクに関連し、パス・テーブルに格納されたパスのID (たとえば、親パスのパス・テーブル内のアドレス)

* パス内の次のリンク (425)

そのパスに沿って次のリンクがある場合のそのリンクのID (たとえば、パス上の次のリンクのリンク・テーブル内のアドレス)

【0057】経路指定データベース手順

不要情報収集

不要情報収集手順は、古くなった情報を経路指定データベースから除去するために使用する。好ましい実施例では、この手順は定期的に (たとえば、毎日) 実行される。図13は、「不要情報収集」手順の一般的な流れ図を示している。

* (1300) : 手順の開始

10 * (1301) : 経路指定データベースに格納された第1のパスが抽出される。

* (1302) : このパスに関連する「存続時間」カウンタが減分される。

* (1303) : そのパスが古くなったかどうかを判定するために、「存続時間」カウンタの値がテストされる。

- (1304) : 「存続時間」カウンタの値が0になっている場合、そのパスは経路指定データベースから除去され、手順はステップ (1305) に移行する。

- 「存続時間」カウンタの値が0になっていない場合、手順はステップ (1305) に移行する。

* (1305) : テストにより、他のパスが経路指定データベースに格納されているかどうかを判定する。

- 他のパスが一切格納されていない場合、手順は完了し、停止ステップ (1306) で終了する。

- (1307) : 他のパスが格納されている場合、経路指定データベースに格納されている次のパスが抽出され、手順はステップ (1302) に移行する。

【0058】パス探索

図7は、「パス探索」手順の一般的な流れ図を示している。この手順は接続セットアップ中に呼び出される。パス選択が接続要求を受け取ると、この手順は経路指定データベースを走査し、この要求を満足する少なくとも1つのパスがあるかどうかを判定する。宛先ノードをZとし、選択したパスのリストをSPとする。

* (700) : 手順の開始

40 * (701) : パス・テーブルの探索により、要求された宛先ノードZ用のパスがすでに格納されているかどうかを判定する。

- パス・テーブルにパスが一切格納されていない場合、パスを計算しなければならない。その場合、パス探索手順は完了し、停止ステップ (702) で終了する。

次にパス選択プロセスは、図8に示すパス格納手順により経路指定データベースに格納されるパスを決定する。

- (703) : 少なくとも1つのパスがすでに格納されている場合、格納されている第1のパスPがパス・テーブルから抽出される。

* (704) : テストにより、パス・テーブルに格納されたパスPの特性 (413) が要求を満足するかどうかを判定する。

- パスの特性 (413) が要求を満足しない場合、手

順はステップ(705)に移行する。

— (706) : パスの特性が要求を満足する場合、パス p の第1のリンク l_{ij} がリンク・テーブルから抽出される。

* (707) : テストにより、ノード i と j との間のリンクが以下の点で新しい接続 k をサポートできるかどうかを判定する。

・ 新しい接続が要求する帯域幅 :

【数12】

$$\bar{C}_{k,ij}$$

・ リンク上の割振り帯域幅 :

【数13】

$$\bar{C}_{R,ij}$$

— リンクが新しい接続 k をサポートできない場合、手順はステップ(705)に移行する。

— リンクが新しい接続 k をサポートできる場合、手順はステップ(708)に移行する。

* (708) : テストにより、パス p 内に走査すべきリンクがそれ以上存在するかどうかを判定する。

— (709) : 走査すべきリンクがそれ以上存在する場合、パス p 内の次のリンク l_{ij} がリンク・テーブルから抽出され、手順はステップ(707)に移行する。

— (710) : 走査すべきリンクがそれ以上存在しない場合、パス p は要求を満足し、選択したパスのリスト SP に格納される。手順はステップ(705)に移行する。

* (705) : テストにより、要求された宛先ノード Z により、それ以上パスが格納されているかどうかを判定する。

— (711) : それ以上のパスが格納されている場合、次のパス p がパス・テーブルから抽出され、手順はステップ(704)に移行する。

— それ以上のパスが格納されていない場合、手順はステップ(712)に移行する。

* (712) : テストにより、選択したパスのリスト SP が空であるかどうかを判定する。

— リストが空である場合、使用可能なパスは一切ない。その場合、手順は完了し、停止ステップ(702)で終了する。次にパス選択プロセスは、図8に示すパス格納手順により経路指定データベースに格納されるパスを決定する。

— (713) : リストが空ではない場合、 SP 内の最短パス(長さが最も小さい)が選択される。長さのタイプが同じであるいくつかのパスが SP 内に存在する場合、ネットワーク上で負荷平衡を実行するために、最大空き帯域幅を有するパスが選択される。次にプロセスが完了し、停止ステップ(714)で終了する。

【0059】パス格納

図8は、「パス格納」手順の一般的な流れ図を示している。この手順は、パス選択によって処理された各パス計算の終了時に呼び出される。

* (800) : 手順の開始

* (801) : テストにより、計算したパスがすでに経路指定データベースに格納されているかどうかを判定する。

— パスがすでに格納されている場合、手順は完了し、停止ステップ(802)で終了する。

10 — パスがまだ格納されていない場合、手順はステップ(803)に移行する。

* (803) : テストにより、経路指定データベースに新しいパスを格納するための空き項目がメモリ内にあるかどうかを判定する。

— (804) : 空き項目が一切ない場合、空き帯域幅が最低のパスが経路指定データベースから除去され、手順はステップ(805)に移行する。

— 空き項目がある場合、手順はステップ(805)に移行する。

20 * (805) : 関連リンクがリンク・テーブル(420)に格納される。リンク項目は、パス上の次のリンク(425)のアドレスとともにまとめて連鎖される。パスは、リンク・テーブル(420)内の連鎖の第1の項目(414)のアドレスにより、前記連鎖にリンクされる。

* (806) : パスに関連するリンクがトポジ・データベースに登録される。トポジ・データベースは、以下の時点のたびに経路指定データベースに通知する。

30 — パス上のリンクがもはや動作不能になる
— パスのリンク上の帯域幅予約が変更される
登録要求を受け取ると、経路指定データベースが停止するようにそれに通知するまで、トポジ・データベースはこれらの情報を送信する。リンクが経路指定データベースから削除されると、登録が取り消される。このメカニズムにより、最新の経路指定データベースを維持することができる。「リンク更新」手順に関する詳細については、図12を参照されたい。

40 * (807) : パス特性(413)はトポジ・データベースに含まれる情報によって更新される。次に手順は完了し、停止ステップ(808)で終了する。

【0060】経路指定データベース更新

「経路指定データベース更新」プロセスは、潜在的のパスまたは代替パスを用意するため、またはパス・テーブル(410)にすでに格納されているパスを更新するため、定期的かつ予防的に実行される背景タスクである。このプロセスは、接続セットアップ・プロセスに過負荷にならないようにするために、接続要求がない場合に実行される。このプロセスは以下の3つの手順を含む。

50 1. 「代替パス計算」

2. 「潜在的バス計算」

3. 「バス再計算」

【0061】経路指定データベース更新プロセスが始まると、代替バス計算手順が最初に呼び出される。経路指定データベースに格納されたすべてのバスを走査して、そのそれについて代替バスを計算しなければならないかどうかの判定が完了すると、潜在的バス計算手順が実行される。

【0062】トポロジ・データベースに格納されたすべてのノードを走査して、そのそれについて潜在的バスを計算しなければならないかどうかの判定が完了すると、バス再計算手順が実行される。

【0063】経路指定データベースに格納されたすべてのバスの再計算が完了すると、もう一度、代替バス計算手順が実行される。これは、呼び出されるたびに1つのバスを計算する永久プロセスである。

【0064】代替バス計算

経路指定データベースにすでに格納されているバスが所与の宛先ノードについて固有のものである場合、代替バス計算が実行される。この計算は、同じバス特性を使って行われる。しかし、経路指定データベースにすでに格納されているバスと同じ第1のリンクと最後のリンクを使用しないようにするために、起点ノードからの発信リンクと宛先ノードへの着信リンクは選択されない。このようなリンクの1つに障害が発生した場合、非常に短期間の間に多くの接続を経路指定し直すことが可能になる。代替バスは前もって用意され、いつでも使用できる状態になっている。

【0065】図9は、代替バス計算手順の一般的な流れ図を示している。走査すべき現行バスをPとし、経路指定データベース更新プロセスがもう一度呼び出されるときに実行すべき次の手順をNPRとする。

* (900) : 手順の開始

* (901) : テストにより、バスPがその宛先にとって固有のものであるかどうかを判定する。

- パスが固有のものではない場合、手順はステップ(902)に移行する。

- (903) : パスが固有のものである場合、代替バスが計算され、図8に詳細を示したバス格納手順を使用して経路指定データベースに格納される。次に、プロセスはステップ(904)に移行する。

* (904) : テストにより、経路指定データベース内に走査すべきバスがそれ以上存在するかどうかを判定する。

- (905) : 走査すべきバスがそれ以上存在する場合、Pは経路指定データベースに格納された次のバスを指示する。次に格納されているバスは、経路指定データベース更新プロセスが次に呼び出されたときに走査すべき現行バスになる。次に手順は完了し、停止ステップ(907)で終了する。

- (906) : 走査すべきバスがそれ以上存在しない場合、Pは経路指定データベースに格納された第1のバスを指示し、NPRは潜在的バス計算手順を指示する。次にプロセスは完了し、停止ステップ(907)で終了する。

* (902) : テストにより、経路指定データベース内に走査すべきバスがそれ以上存在するかどうかを判定する。

- (908) : 走査すべきバスがそれ以上存在する場合、Pは経路指定データベースに格納された次のバスを指示し、手順はステップ(901)に移行する。

- (909) : 走査すべきバスがそれ以上存在しない場合、Pは経路指定データベースに格納された第1のバスを指示し、NPRは潜在的バス計算手順を指示する。手順はステップ(910)に移行する。

* (910) : 図10に示す潜在的バス計算手順が実行される。

【0066】潜在的バス計算

経路指定データベースに格納された任意のバス内の宛先ノードとして選択されていないノードを決定するために、トポロジ・データベースが走査される。このようなノードが見つかった場合、デフォルト・パラメータを使ってバスが計算される。

【0067】図10は、潜在的バス計算手順の一般的な流れ図を示している。走査すべき現行ノードをNとし、経路指定データベース更新プロセスがもう一度呼び出されるときに実行すべき次の手順をNPRとする。

* (1000) : 手順の開始

* (1001) : テストにより、ノードNが経路指定データベースに格納された少なくとも1つのバス用の宛先であるかどうかを判定する。

- YESの場合、手順はステップ(1002)に移行する。

- (1003) : NOの場合、Nへの潜在的バスが計算される。新しいバスは、図8に示すバス格納手順を使用して経路指定データベースに格納される。手順はステップ(1004)に移行する。

* (1004) : テストにより、トポロジ・データベース内に走査すべきノードがそれ以上存在するかどうかを判定する。

- (1005) : 走査すべきノードがそれ以上存在する場合、Nはトポロジ・データベースに格納された次のノードを指示する。次のノードは、経路指定データベース更新手順がもう一度呼び出されるときに走査すべき現行ノードになる。次にプロセスは完了し、停止ステップ(1007)で終了する。

- (1006) : 走査すべきノードがそれ以上存在しない場合、Nはトポロジ・データベースに格納された第1のノードを指示し、NPRはバス再計算手順を指示する。次にプロセスは完了し、停止ステップ(100

7) で終了する。

* (1002) : テストにより、トポロジ・データベース内に走査すべきノードがそれ以上存在するかどうかを判定する。

- (1008) : 走査すべきノードがそれ以上存在する場合、Nはトポロジ・データベースに格納された次のノードを指し示す。次に手順は、もう一度ステップ(1001)に移行する。

- (1009) : 走査すべきノードがそれ以上存在しない場合、Nはトポロジ・データベースに格納された第1のノードを指し示し、NPRはバス再計算手順を指し示す。手順はステップ(1010)に移行する。

* (1010) : 図11に示すバス再計算手順が実行される。

【0068】バス再計算

経路指定データベースに格納されているバスは、(それらが依然として最良のものであるかどうかを判定するために)バス・テーブル(410)に格納されているバス特性を使って再計算される。より優れたバスが別に見つかった場合、そのバスが経路指定データベースに追加される。図11は、バス再計算手順の一般的な流れ図を示している。走査すべき現行バスをPとし、経路指定データベース更新プロセスがもう一度呼び出されるときに実行すべき次の手順をNPRとする。

* (1100) : 手順の開始

* (1101) : 格納されている特性とデフォルト・パラメータを使って、バスPが再計算される。新しいバスは、図8に示すバス格納手順を使用して経路指定データベースに格納される。

* (1102) : テストにより、経路指定データベース内に走査すべきバスがそれ以上存在するかどうかを判定する。

- (1103) : 走査すべきバスがそれ以上存在する場合、Pは経路指定データベースに格納されている次のバスに初期設定される。次のバスは、経路指定データベース更新手順がもう一度呼び出されるときに走査すべき現行バスになる。次にプロセスは完了し、停止ステップ(1104)で終了する。

- (1105) : 走査すべきバスがそれ以上存在しない場合、Pは経路指定データベースに格納されている第1のバスに初期設定され、NPRは代替バス計算手順に初期設定される。次に手順は完了し、停止ステップ(1104)で終了する。

【0069】リンク更新

図12は、リンク更新手順の一般的な流れ図を示している。この手順は、経路指定データベースに格納されているリンクに関する構成更新が行われるときにトポロジ・データベースによって呼び出される。

* (1200) : 手順の開始

* (1201) : テストにより、構成更新がリンク

状態の変更(リンク上の障害)に関係するかどうかを判定する。

- NOの場合、手順はステップ(1202)に移行する。

- YESの場合、その障害リンクの登録がトポロジ・データベースで取り消される。

* (1204) : テストにより、障害リンクと並列のリンク(同じノードを接続するリンク)が使用可能かどうかを判定する。

10 - (1205) : リンクが一切使用可能ではない場合、リンク・テーブル(420)内のすべてのリンク発生と、バス・テーブル(410)内でそのリンクを使用するすべてのバスが削除される。手順は完了し、停止ステップ(1209)で終了する。

- (1206) : リンクが使用可能である場合、障害リンクは、バス・テーブルに格納されているすべてのバス内の並列リンクに置き換えられる。手順はステップ(1207)に移行する。

20 * (1207) : 並列リンクがトポロジ・データベースに登録される。

* (1208) : 並列リンク特性(423)を使ってバスが更新される。次にプロセスは完了し、停止ステップ(1209)で終了する。

* (1202) : テストにより、構成更新がリンク帯域幅予約変更に関係するかどうかを判定する。

- NOの場合、プロセスは完了し、停止ステップ(1209)で終了する。

- (1210) : YESの場合、すべてのリンク発生(割振り帯域幅(423))とそのリンクを使用するすべてのバス(空き帯域幅(413))が経路指定データベースで更新される。次にプロセスは完了し、停止ステップ(1209)で終了する。

【0070】結論

接続が要求された時点で計算されたバスは、経路指定データベースに記録され、ネットワークで変更が発生するたびに更新される。さらに、障害時または優先使用時の非中断バス・スイッチをサポートするための代替バスと、潜在的の宛先ノードに向かう新しいバスは、接続セットアップ・プロセスがアイドル状態のときに計算し格納することができる。この最後の動作は、処理優先順位が低く、接続要求がない場合に、背景で実行される。

【0071】まとめとして、本発明の構成に関して以下の事項を開示する。

【0072】(1) 伝送リンク(209)によって相互接続された複数のノード(201~208)を含むパケット交換通信ネットワーク内で起点ノードと宛先ノードとの間の最適バスを決定する方法において、前記方法が、各接続要求ごとに、経路指定データベース内で前記接続要求を満足する事前計算バスを選択するステップと、接続要求を満足する事前計算バスが経路指定データ

ベース内にすでに格納されていない場合に、前記接続要求を満足するパスを計算し、前記パスを経路指定データベース内に格納するステップと、定期的に、またはネットワーク内の少なくとも1つの所定の事象に応じて、経路指定データベースに格納されたパスを再計算するステップとを含むことを特徴とする方法。

(2) ネットワーク内の前記所定の事象が、経路指定要求と、トライフィック変動と、ネットワーク構成変更とを含むことを特徴とする、上記(1)に記載の方法。

(3) 経路指定データベースに格納された各事前計算パスごとに、同じ起点ノードと同じ宛先ノードを備えた少なくとも1つの代替パスを計算するステップをさらに含むことを特徴とする、上記(1)または(2)に記載の方法。

(4) 事前計算パスと比較して、起点ノードからの別の発信リンクと宛先ノードへの別の着信リンクとを使って代替パスが計算されることを特徴とする、上記(3)に記載の方法。

(5) 起点ノードから可能なすべての宛先ノードへのパスを計算するステップをさらに含むことを特徴とする、上記(1)ないし(4)のいずれか一項に記載の方法。

(6) 選択を行わずに所定の期間後に経路指定データベースから事前計算パスが除去されることを特徴とする、上記(1)ないし(5)のいずれか一項に記載の方法。

(7) 定期的に、またはネットワーク内の少なくとも1つの所定の事象に応じて、経路指定データベースに格納されたパスを再計算するステップと、経路指定データベースに格納された各事前計算パスごとに、同じ起点ノードと同じ宛先ノードを備えた少なくとも1つの代替パスを計算するステップと、起点ノードと可能なすべての宛先ノードとの間のパスを計算するステップと、事前計算パスを除去するステップとが、接続要求がない場合に実行されることを特徴とする、上記(1)ないし(6)のいずれか一項に記載の方法。

(8) 前記経路指定データベースが、ネットワーク構成およびトライフィック特性を含むトポロジ・データベースに接続され、ネットワーク制御メッセージによって更新され、複数の項目を備えたパス・テーブルであって、各項目が起点ノードと宛先ノードとの間の事前計算経路指定パスを表し、

－ 宛先ノードのIDと
－ パスの特性と
－ 起点ノードから始まるパス上の第1のリンクのIDとを含む、パス・テーブルと、複数の項目を備えたリンク・テーブルであって、各項目がパス・テーブルに格納された事前計算パス上のリンクを表し、

－ リンクのIDと
－ リンクの特性と
－ リンクが属するパスのIDと
－ 起点ノードから始まるパスに沿って次のリンクのIDとを含む、リンク・テーブルとを含むことを特徴とする、上記(1)ないし(7)のいずれか一項に記載の方法。

(9) 上記(1)ないし(8)のいずれか一項に記載の方法を実施するためのノード(300)。

(10) 上記(9)に記載のノード(300)を少なくとも1つ含む、パケット交換通信ネットワーク。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明による呼出しセットアップ・プロセスを示す図である。

【図2】本発明の請求範囲のアクセス・ノードおよび通過ノードを含む高速パケット交換ネットワークの典型的なモデルを示す図である。

【図3】本発明による高速経路指定点を示す図である。

【図4】本発明による経路指定データベース構造を示す図である。

【図5】トポロジ・データベース構造を示す図である。

【図6】トポロジ・データベースに格納されたリンク特性を示す図である。

【図7】本発明によるパス探索手順の詳細な流れ図である。

【図8】本発明によるパス格納手順の詳細な流れ図である。

【図9】本発明による代替パス計算手順の詳細な流れ図である。

【図10】本発明による潜在バス計算手順の詳細な流れ図である。

【図11】本発明によるバス再計算手順の詳細な流れ図である。

【図12】本発明によるリンク更新手順の詳細な流れ図である。

【図13】本発明による不要情報収集手順の詳細な流れ図である。

【符号の説明】

301 ポート1、ポート2、ポートN

302 パケット・スイッチ

304 トランク・アダプタ1、トランク・アダプタ2、トランク・アダプタM

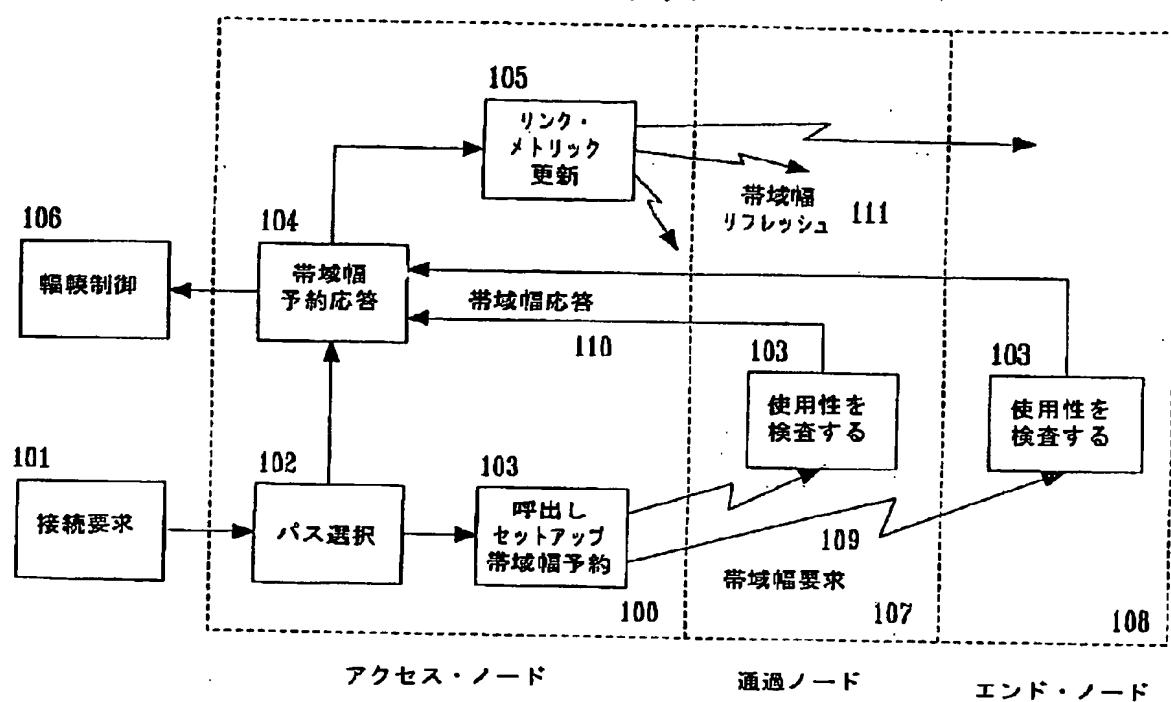
305 経路制御装置

306 ネットワーク・トポロジ

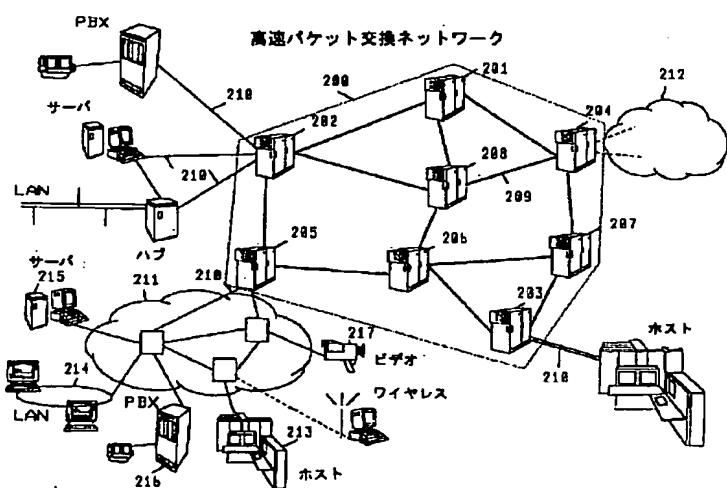
308 経路指定データベース

【図1】

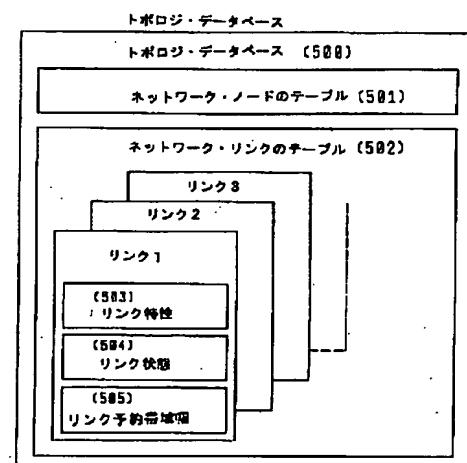
呼出しセットアップ



【図2】

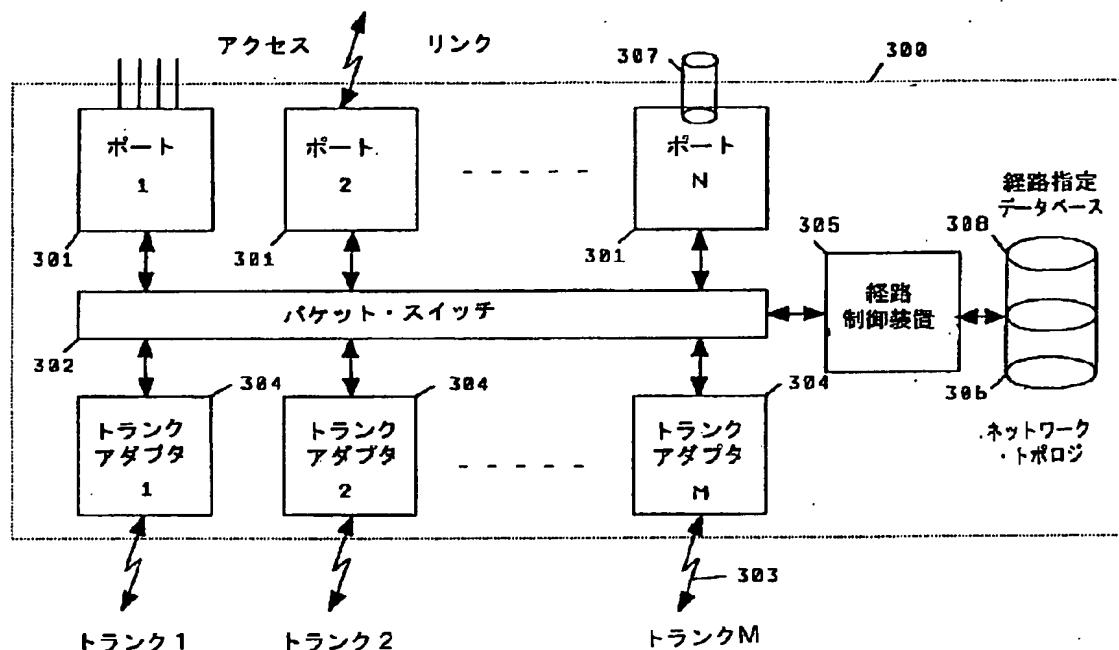


【図5】

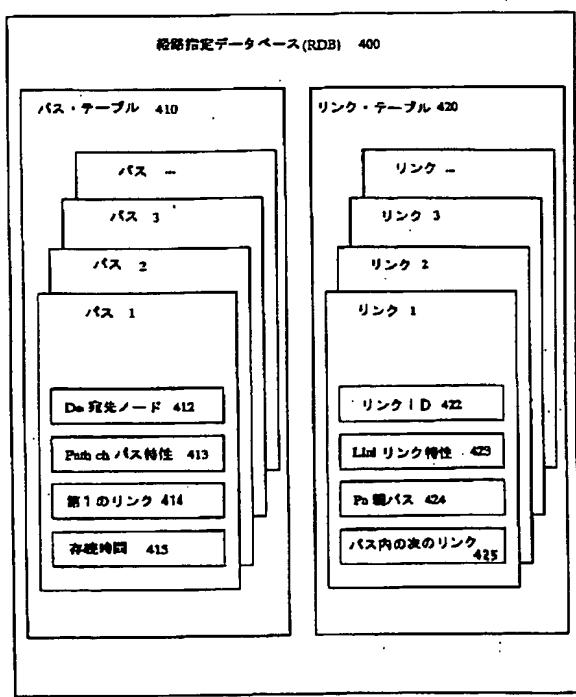


【図3】

高速パケット交換ノード



【図4】



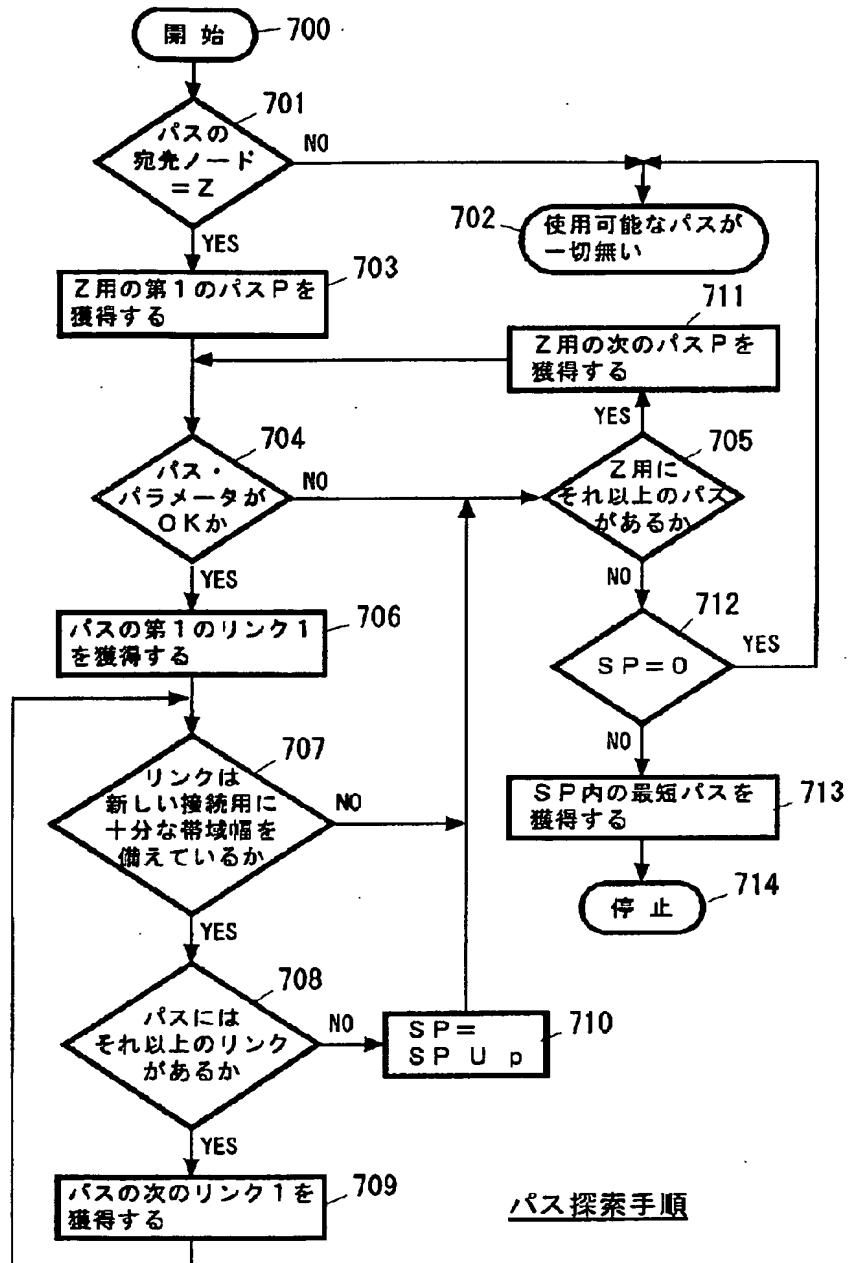
経路指定データベース構造

【図6】

トポロジ・データベース
リンク特性

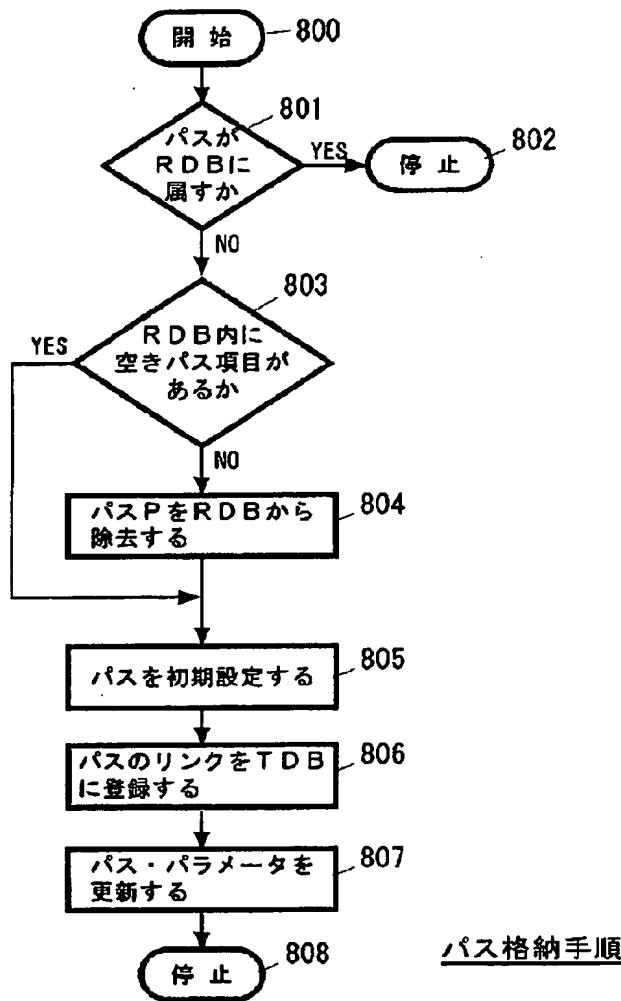
特性		リンク値			
名前	説明	A	B	...	N
C	全容量 (bps)	C_A	C_B	...	C_N
rf	予約可能部分 (%)	rf_A	rf_B	...	rf_N
\hat{C}_R	全予約帯域幅 (bps)	$\hat{C}_{R,A}$	$\hat{C}_{R,B}$...	$\hat{C}_{R,N}$
M_{NR}	NRトラフィックによる全容量帯域幅 (bps)	$M_{NR,A}$	$M_{NR,B}$...	$M_{NR,N}$
mps	最大パケット・サイズ (バイト)	mps_A	mps_B	...	mps_N

【図7】

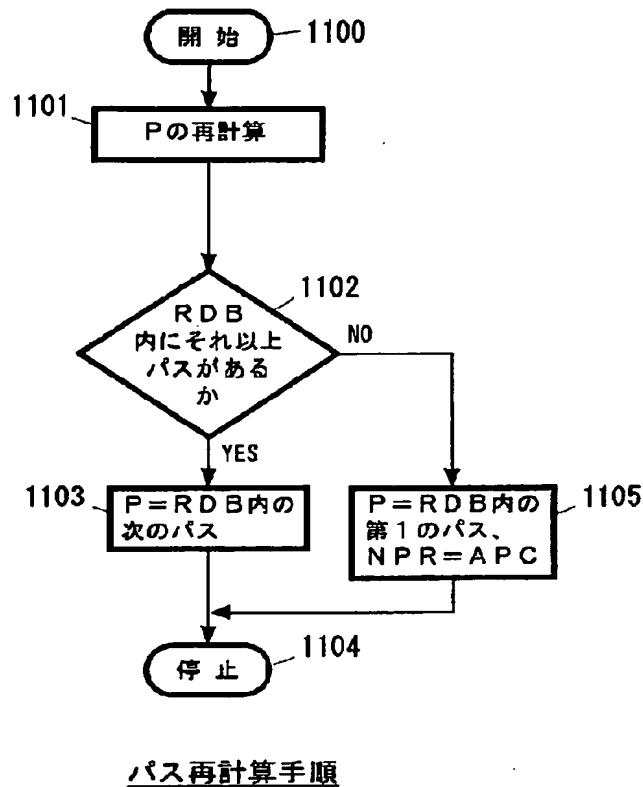


バス探索手順

【図8】

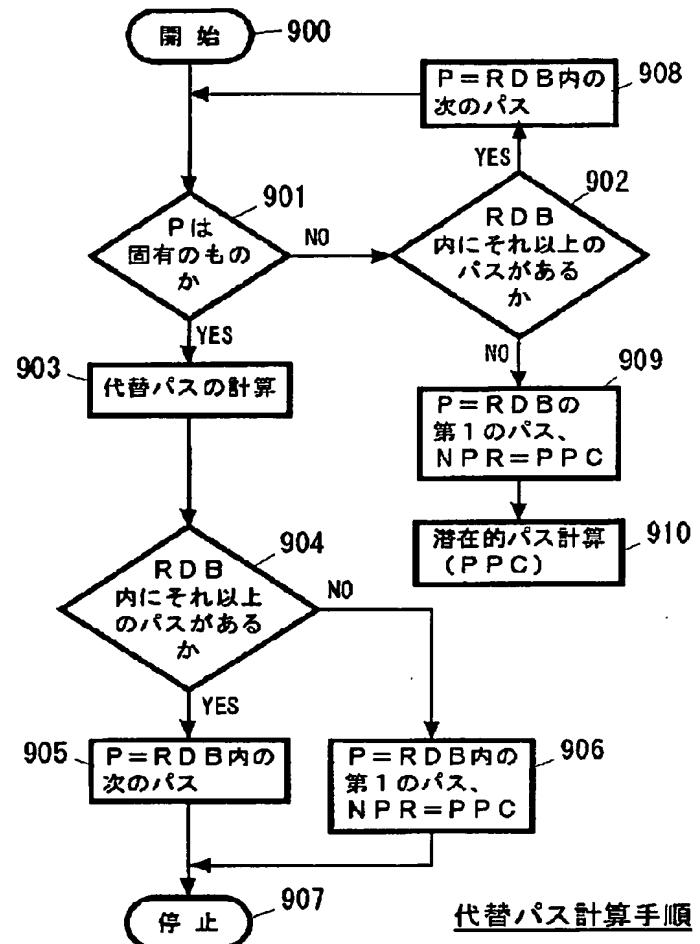


【図11】

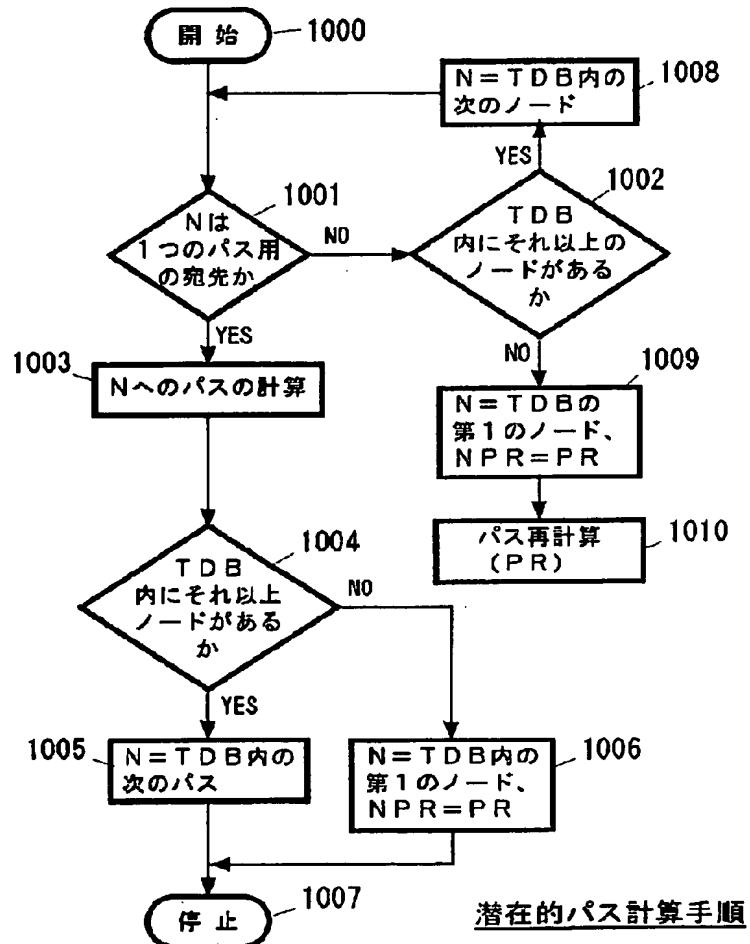


バス格納手順

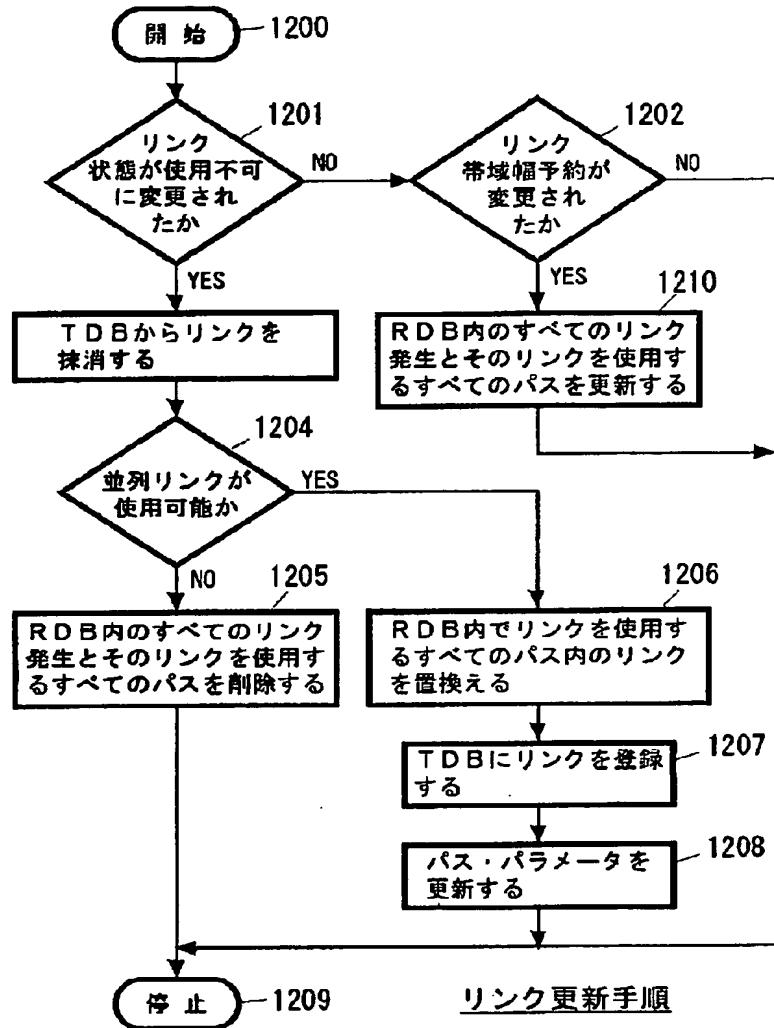
【図9】



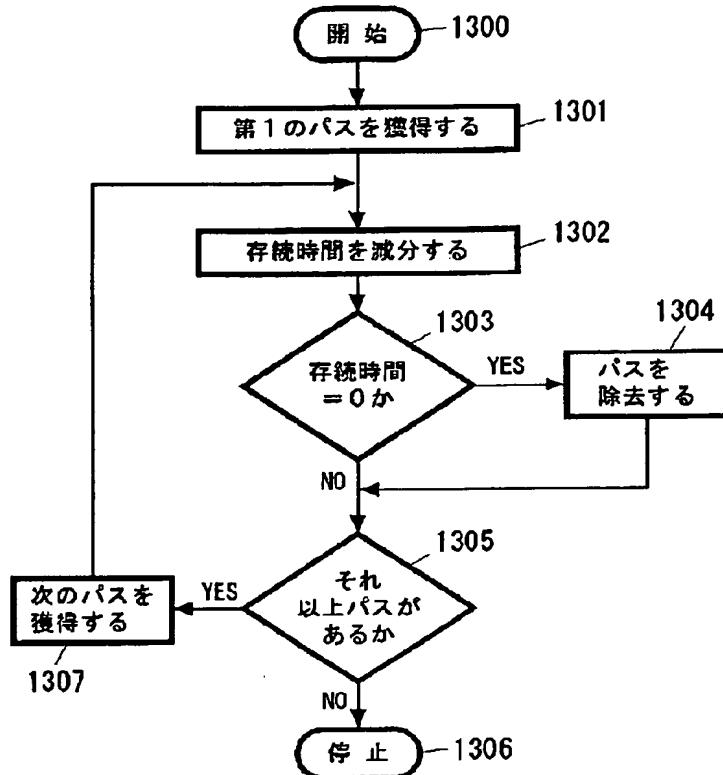
【図10】



【図12】



【図13】

不要情報収集手順

フロントページの続き

(72)発明者 ジエラール・ブリュン
 フランス06100 ニース ヴュー・シュマ
 ン・ド・ゲロー 10 レジダンス・ド・デ
 イアース
 (72)発明者 クロード・ギャラン
 フランス06800 カーニュ・シュル・メー
 ル アヴニュ・デ・チュイリエール 56

(72)発明者 オリヴィエ・モーレル
 フランス06110 ル・カンヌ リュ・フォ
 ルヴィユ15
 (72)発明者 ローラン・ニコラ
 フランス06270 ヴィユヌーヴ・ルーベ
 レ・アモー・デュ・ソレイユ レ・スピレ
 ニュメロ 20